

## PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 07-087102

(43)Date of publication of application : 31.03.1995

(51)Int.Cl.

H04L 12/28

H04L 12/58

H04Q 3/00

(21)Application number : 06-151895

(71)Applicant : INTERNATL BUSINESS MACH CORP &lt;IBM&gt;

(22)Date of filing : 04.07.1994

(72)Inventor :  
DERBY JEFFREY H  
DRAKE JR JOHN E  
GALAND CLAUDE  
GUEN LEVENT  
MARIN GERALD A  
ROGINSKY ALLEN L  
TEDIJANTO THEODORE E

(30)Priority

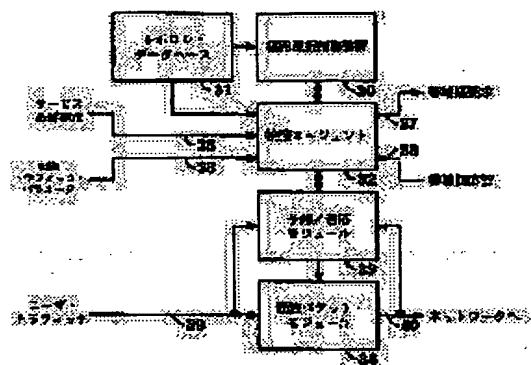
Priority number : 93 112736 Priority date : 26.08.1993 Priority country : US

## (54) PACKET COMMUNICATION NETWORK

(57)Abstract:

PURPOSE: To perform continuously rational traffic management and to reduce relating overheads by dynamically coping with the change of a traffic parameter.

CONSTITUTION: In a source band width management sub system provided in the respective end nodes of a network, traffic from a user is adapted to the network by a leakage packet 34 and outputted. When incoming traffic characteristics deviate from a prescribed value, correction work is performed in a prediction and adaptation module 33. At the time, the initial prediction of the traffic characteristics is sent to a route selection controller 30 along with a service quality request and an optimum connection route for satisfying the request is obtained by a prescribed mathematical expression and is sent as a band width request. When an acceptance response is present, the leakage packet 34 is operated, the introduction of user traffic is started and the prediction and adaptation module 33 simultaneously monitors the traffic, and when the change is generated, performs a new band width request and updates a leakage packet parameter.



## LEGAL STATUS

[Date of request for examination] 04.07.1994

[Date of sending the examiner's decision of rejection]

[Kind of final disposal of application other than the examiner's decision of rejection or application converted registration]

[Date of final disposal for application]

[Patent number] 2794082

[Date of registration] 26.06.1998

[Number of appeal against examiner's decision of rejection]

[Date of requesting appeal against examiner's decision of rejection]

[Date of extinction of right]

(19)日本国特許庁 (J P)

(12) 特 許 公 報 (B 2)

(11)特許番号

第2794082号

(45)発行日 平成10年(1998) 9 月 3 日

(24)登録日 平成10年(1998) 6 月26日

(51)Int.Cl.<sup>6</sup>

識別記号

F I

H 0 4 L 12/28

H 0 4 L 11/20

G

12/56

H 0 4 Q 3/00

H 0 4 Q 3/00

H 0 4 L 11/20

1 0 2 A

請求項の数10(全 20 頁)

(21)出願番号 特願平6-151895

(22)出願日 平成6年(1994) 7 月 4 日

(65)公開番号 特開平7-87102

(43)公開日 平成7年(1995) 3 月31日

審査請求日 平成6年(1994) 7 月 4 日

(31)優先権主張番号 1 1 2 7 3 6

(32)優先日 1993年 8 月26日

(33)優先権主張国 米国 (U S)

(73)特許権者 390009531

インターナショナル・ビジネス・マシー  
ンズ・コーポレーション

INTERNATIONAL BUSI  
NESS MACHINES COR  
PORATION

アメリカ合衆国10504、ニューヨーク州  
アーモンク (番地なし)

(72)発明者 ジェフレイ・ハスキル・ダービー  
アメリカ合衆国27514、ノースカロライ  
ナ州チャペル・ヒル、フォックスリッ  
ジ・コート 104

(74)代理人 弁理士 合田 潔 (外2名)

審査官 吉田 隆之

最終頁に続く

(54)【発明の名称】 パケット通信ネットワーク

1

(57)【特許請求の範囲】

【請求項1】 ネットワーク内の出所ノードから宛先ノードへの情報のデジタル・パケット伝送のための接続を確立するために、出所ノードと宛先ノード間を相互接続するパケット通信ネットワークであって、前記通信ネットワークが動的アクセス制御機構を含むものにおいて、前記出所ノードからの信号の平均ビット・レートをモニタする手段と、

前記出所ノードから前記ネットワークへの前記信号のフローを制御する漏洩パケット制御回路と、

前記漏洩パケット制御回路により導入されるパケットの損失確率をモニタする手段と、

前記平均ビット・レートをモニタする手段及び前記損失確率をモニタする手段によりモニタされた測定値の対応対の境界を確立する境界確立手段と、

2

前記境界から外れる前記平均ビット・レート及び損失確率の対の測定値に応答して、前記接続に割り当てられる帯域幅を更新する手段とを含む、パケット通信ネットワーク。

【請求項2】 前記境界確立手段が、前記平均ビット・レート及び前記損失確率の測定値を含む前記平均ビット・レート及び前記損失確率の境界範囲を決定する手段を含む、請求項1記載のパケット通信ネットワーク。

【請求項3】 前記平均ビット・レートをモニタする手段が、モニタされた複数の前記平均ビット・レートの測定値をフィルタリングするフィルタ手段を含む、請求項1記載のパケット通信ネットワーク。

【請求項4】 前記損失確率をモニタする手段が、モニタされた複数の前記損失確率の測定値をフィルタリングするフィルタ手段を含む、請求項1記載のパケット通信ネ

ットワーク。

【請求項 5】前記境界が、

$$R (r-m) \exp (-\eta / b_{e, r}) / (R-m) r-m (R-r) \exp (-\eta / b_{e, r}) = k_1 q_r$$

ここで、

【数 2】

$$\eta = M_g (r-m) R^2 / (R-m) (R-r) r$$

及び、

【数 3】

$$\frac{m}{r\delta} = k_2 \bar{p}$$

ここで、

【数 4】

$$\delta = (r-m) R^2 / (R-m) (R-r) r b_{e, r}$$

及び、

【数 5】

$$R \times \frac{y-X+\sqrt{(y-X)^2+4yXm/R}}{2y} = k_3 r$$

の関係を満足する平均ビット・レート  $m$  及びパケット損失確率  $q$  の値を表し、ここで、 $r$  は現トークン生成レート及び、

【数 6】

$$y = \{ (R-m) / R \} b_{e, r} \ln \{ 1 / \varepsilon_r \}$$

$R$  は、前記出所ノードからの信号の最大ビット・レート、

$r$  は、前記漏洩パケット制御回路のグリーン・トークン・ソース・レート、

$b_{e, r}$  は、前記出所ノードからの信号の有効バースト長、

$k_1$  は、2 と 1 0 の間の定数、

$q_r$  は、前記漏洩パケット制御回路の目標レッド・トークン損失確率、

$M_g$  は、前記漏洩パケット制御回路内のグリーン・トークン・バッファのサイズ、

$k_2$  は、1. 1 と無限大間の定数、

$\bar{p}$  は、前記出所ノードにおける信号の平均バッファ内容、

$\varepsilon_r$  は、目標損失確率、

$$R (r-m) \exp (-\eta / b_{e, r}) / (R-m) r-m (R-r) \exp (-\eta / b_{e, r}) = k_1 q_r$$

ここで、

【数 8】

$$\eta = M_g (r-m) R^2 / (R-m) (R-r) r$$

及び、

【数 9】

$$\frac{m}{r\delta} = k_2 \bar{p}$$

ここで、

【数 1 0】

$$\delta = (r-m) R^2 / (R-m) (R-r) r b_{e, r}$$

及び、

【数 1 1】

【数 1】

$k_1$  は、0 と 0. 9 の間の定数である、請求項 2 記載のパケット通信ネットワーク。

【請求項 6】出所ノードと宛先ノードを相互接続し、前記出所ノードから前記宛先ノードへ情報のデジタル・パケットを伝送するために、パケット通信ネットワークへのアクセスを動的に適応化する方法であって、

10 前記出所ノードからの信号の平均ビット・レートをモニタするステップと、

漏洩パケット制御回路により前記出所ノードから前記ネットワークへの前記信号のフローを制御するステップと、

前記漏洩パケット制御回路によりネットワークに導入されるパケットの損失確率をモニタするステップと、

前記平均ビット・レートをモニタするステップ及び前記損失確率をモニタするステップにおいてモニタされた測定値の対応の境界を確立するステップと、

20 前記境界から外れる前記平均ビット・レート及び損失確率の測定値の対に応答して、前記出所ノードと前記宛先ノード間の接続の帯域幅を更新するステップとを含む、方法。

【請求項 7】前記境界を確立するステップが、前記平均ビット・レート及び前記損失確率の測定値を含む前記平均ビット・レート及び前記損失確率の境界範囲を決定するステップを含む、請求項 6 記載の方法。

【請求項 8】前記平均ビット・レートをモニタするステップが、モニタされた複数の前記平均ビット・レートの測定値をフィルタリングするステップを含む、請求項 6 記載の方法。

【請求項 9】前記損失確率をモニタするステップが、モニタされた複数の前記損失確率の測定値をフィルタリングするステップを含む、請求項 6 記載の方法。

【請求項 1 0】前記境界確立ステップが、

【数 7】

$$R \times \frac{y-X+\sqrt{(y-X)^2+4yXm/R}}{2y} = k_3 r$$

40

ここで、 $y$  は現トークン生成レート及び、

【数 1 2】

$$y = \{ (R-m) / R \} b_{e, r} \ln \{ 1 / \varepsilon_r \}$$

の関係を満足する前記平均ビット・レート  $m$  及び前記パケット損失確率  $q$  の値を決定するステップを含み、ここで、

$R$  は、前記出所ノードからの信号の最大ビット・レート、

50  $r$  は、前記漏洩パケット制御回路のグリーン・トークン

5

・ソース・レート、

$b_i$  は、前記出所ノードからの信号の有効バースト長、

$k_i$  は、2と10の間の定数、

$q_i$  は、前記漏洩バケット制御回路の目標レッド・トークン損失確率、

$M_i$  は、前記漏洩バケット制御回路内のグリーン・トークン・バッファのサイズ、

$k_i$  は、1.1と無限大間の定数、

$\bar{v}$  は、前記出所ノードにおける信号の平均バッファ内容、

$\epsilon_r$  は、目標損失確率、

$k_i$  は、0と0.9の間の定数、

である、請求項6記載の方法。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【産業上の利用分野】本発明はバケット通信ネットワークのトラフィック管理に関し、特に、こうしたネットワークのトラフィック・モニタリング、トラフィック測定フィルタリング、及び適応帯域幅調整に関する。

【0002】

【従来の技術】バケット通信ネットワークの渋滞を回避し、十分なトラフィック・フローを保証するために、オンゴーイング基本 (ongoing basis) でネットワークへのバケット・ソースのアクセスを制御することが一般的である。トラフィック・アクセスを成功裡に制御するために、第1に、トラフィックを伝送するために適切な帯域幅を提供するように、トラフィックを正確に特徴化することが必要である。ソースの帯域幅要求の正確な予測を提供する単純な測定が、1992年9月10日出願の係属中の米国特許出願第942873号 (その後米国特許第5274625号となった) で教示されている。この出願では、トラフィックを特徴化するために使用されるパラメータに、入来トラフィックのピーク・ビット・レートを表す  $R$  (ビット/秒)、入来トラフィックの平均ビット・レート  $m$  (ビット/秒)、トラフィックの平均バースト長 (ビット) が含まれる。しかしながら、トラフィックが良好に振舞う指数的に分布するオン/オフ・プロセスの場合、実際のバースト長を使用するのではなく、同じバケット損失確率を生成する等価バースト長が使用される。これはいわゆる "指数置換 (exponential substitution)" 技術により計算される。こうした指数プロセスから大きく異なるトラフィックでは、この等価バースト長は実際のトラフィックのより正確な特徴を生成し、従って、同じ伝送機構上におけるより高密度なトラフィックを可能にする。

【0003】測定パラメータは、実際のトラフィックの振舞いが初期仮定から大きく外れる時に、信号ソースのネットワークへのアクセスを制御するために使用される。漏洩バケット機構 (leaky bucket mechanism) は、トラフィックが初期仮定を越える場合に、ネットワーク

6

へのアクセスを制御するための1つの技術であるが、トラフィックがこれらの初期仮定内に留まる場合には、ネットワークへの等価アクセスを可能とする。1つこうした漏洩バケット機構が、1992年9月10日出願の係属中の米国特許出願第943097号 (その後米国特許第5311513号となった) に示されている。より詳細には、この出願の漏洩バケット機構は、固定時間間隔の間に伝送される低優先順位バケットの数を制限することにより、低優先順位バケットによるネットワークの飽和を阻止する一方、任意の時間に伝送されるレッド・バケットの数を最小限にする。こうした漏洩バケット制御機構はバケット・ネットワークの低優先順位スループットを最適化する。もちろん、漏洩バケット機構では、高優先順位トラフィックはほとんど遅延を伴わずに、或いは遅延無しに伝送される。

【0004】

【発明が解決しようとする課題】上述の機構は、トラフィックが合理的に良好に振舞い、初期に仮定されるトラフィック・パラメータに近い場合に限り、トラフィックを制御するのに適している。しかしながら、トラフィック管理システムは、良好に振舞わずに初期に仮定されたトラフィック・パラメータから実質的に外れるトラフィックについても扱うように構成されなければならない。こうした離脱が長い時間続くと、新たなトラフィック・パラメータを収容するために、新たな接続帯域幅が接続に対して割当てられなければならない。トラフィックの振舞いの極端な変化に対する制御システムのこうした適応は、トラフィックの振舞いの一時的変化を長い期間の変化から分離するために、トラフィック測定をフィルタリングし、合理的な範囲を決定する問題を提示する。この範囲内に初期に仮定されたトラフィック・パラメータは維持され、その範囲外において新たな接続帯域幅が要求されなければならない。実際のトラフィックにとって大き過ぎる帯域幅は接続資源を浪費するが、反対に小さ過ぎる帯域幅はバケット損失を生じる。付随する問題として、インプリメンテーションを実現する上での適応処理の容易性及び合理的計算要求が含まれる。

【0005】

【課題を解決するための手段】本発明の実施例によれば、トラフィック・パラメータの変化に対応するトラフィック制御システムの動的適応が提供される。これはその領域内において適応化が要求されず、その領域外において新たな帯域幅割当てが要求されなければならない領域を定義することにより達成される。特に、測定が所望の最大バケット損失確率の超過を示すか、またはその接続上のトラフィックが伝送機構を共用する他の接続を不正に妨害し始める場合に、帯域幅要求が上方に調整される。一方、全ての接続に対するサービス品質保証を犯すことなく、接続ユーザ及びネットワーク・バランスの両方のために多大な帯域幅節約が実現される場合には、帯

10

20

30

40

50

7

域幅要求は下方に調整される。更に本発明によれば、適応領域上のこれらの制限は、有効平均バースト長及び平均ビット・レートに値に変換される。測定される有効平均バースト長及び平均ビット・レートは、次に、統計的に信頼性を有することを保証するフィルタリング値にフィルタリングされる。すなわち、結果における予め選択された確信レベルを保証するために、十分な数の生の測定が含まれる。この最小数の生の測定は、トラフィックの平均ビット・レートが提供されると、生の測定を収集するために要求される時間量を決定する。この測定時間は、漏洩パケットへの入来データ・ストリームの統計だけでなく、入来トラフィック上の漏洩パケットの影響を測定するためにも使用される。この後者の測定は、漏洩パケットが提供されるトラフィック内の変化を処理する良好度、従ってパケット損失確率の測定を可能とする。

【0006】トラフィック・パラメータが所望の適応領域外に外れると、トラフィック・パラメータの変化を収容するように、異なる帯域幅を有する新たな接続が要求される。適応化の必要性を決定するための計算は、適応領域の境界を記す計算値間において補外法 (extrapolation) 技術を使用し、適応領域の右上象限だけを考慮することにより、最小化される。

【0007】本発明の適応化機構は、接続の必要時またはこうした適応化のためのネットワーク呼出しの必要時に、動的な適応を保証することにより、連続的に合理的なトラフィック管理方法を保証する明らかな利点を有する。更に、不要な適応化が回避され、こうした適応化に関連するオーバーヘッドを低減する。

【0008】

【数13】

$$\bar{X}$$

は以降バーXと記載する。

【0009】

【数14】

$$\hat{X}$$

は以降ハットXと記載する。

【0010】

【実施例】図1を参照すると、1乃至8に番号付けされる8個のネットワーク・ノード11を含むパケット伝送システム10の一般ブロック図が示される。各ネットワーク・ノード11は他のネットワーク・ノード11に1つ以上の通信リンクA乃至Lによりリンクされる。各こうした通信リンクは永久接続か、または選択的に使用可能な(ダイヤル呼出し)接続のいずれかである。幾つかのまたは全てのネットワーク・ノード11はエンドノードに接続され、ネットワーク・ノード2はエンドノード1、2及び3に接続され、ネットワーク・ノード7はエンドノード4、5及び6に接続され、ネットワーク・ノ

8

ード8はエンドノード7、8及び9に接続されるように示される。ネットワーク・ノード11は各々データ処理システムを含み、これはノード内に判断ポイントを提供する他に、全ての接続ノード、ネットワーク・ノード及びエンドノードにデータ通信サービスを提供する。ネットワーク・ノード11は各々ノード内に1つ以上の判断ポイントを含み、このポイントにおいて、入来データ・パケットが1つ以上の出力通信リンクに選択的にルート(経路指定)される。出力通信リンクはそのノード内または別のノード内において終端される。こうしたルート判断は、データ・パケットのヘッダ内の情報に回答して行われる。ネットワーク・ノードはまた終端ノード間の新たなルートまたは経路の計算、そのノードにおいてネットワークに入力するパケットに対するアクセス制御、及びそのノードにおけるディレクトリ・サービス及びトポロジ・データベース保守などの補助的サービスを提供する。

【0011】各エンドノード12は、別のエンドノードに伝送されるデジタル・データのソース、または別のエンドノードから受信されるデジタル・データを処理する利用装置のいずれか、或いはそれらの両者を含む。図1のパケット通信ネットワーク10のユーザは、パケット・ネットワーク10をアクセスするために、局所ネットワーク・ノード11に接続されるエンドノード装置12を使用する。局所ネットワーク・ノード11は、ユーザ・データを図1のパケット・ネットワーク上の伝送に適するフォーマットのパケットに変換し、ネットワーク10を通じてパケットをルートするために使用されるヘッダを生成する。

【0012】図1のネットワーク上でパケットを伝送するために、こうしたパケット伝送のための出所ノードから宛先ノードに至る、ネットワークを介する可能な経路またはルートを計算することが必要である。このルート上の任意のリンクの過負荷を回避するために、新たな接続に対して十分な帯域幅の使用を保証するアルゴリズムによりルートが計算される。こうしたアルゴリズムの1つが、1992年4月28日出願の係属中の米国特許出願第874917号(その後米国特許第5233604号となった)に開示される。こうしたルートが計算されると、接続要求メッセージがネットワーク上に発せられ、計算されたルートに従い進行し、新たな接続を反映するように、ルートに沿う各リンクの帯域幅の占有を更新する。こうした接続要求メッセージの1例が図2に示される。

【0013】図2では、図1のネットワーク内の出所ノードから、予め計算されたルートに沿って、ネットワーク内の宛先ノードに発せられる接続要求メッセージが示される。図2の接続メッセージはルーティング・フィールド20を含み、このフィールドは予め計算されたルートに沿って、接続メッセージを伝送するために必要な情報を含む。図2の接続要求メッセージには更に接続要求

ベクトル 2 2 が含まれ、これは新たなパケット・ソースの重要な統計的特性を特徴化し、この新たなソースがルートの各リンク上で、既存の信号と統計的にマルチプレクスされることを可能とする。後に詳述されるように、接続要求ベクトルはパケット・ソースを十分に特徴化するために必要な、比較的少ないパラメータを含む。前記係属中の米国特許出願第 9 4 3 0 9 7 号で述べられるように、これらのパラメータはソースにおける最大ビット・レート、ビット・レートの平均及びソースからのパケットの等価バースト長を含む。

【0 0 1 4】接続要求ベクトル内の値は、新たな接続が実際にルートの各リンクにより支援されるかどうかを判断するために、また各リンクに対して新たな接続の追加を反映するように、そのリンクのリンク占有メトリック（測定基準）を別個に更新するために使用される。ルートが計算されて以来、リンク占有が変更された場合には接続がルートに沿う任意のノードにおいて拒否され、出所ノードはその拒否を通知される。最後に図 2 において、制御フィールド 2 3 は接続を確立するために使用される追加の情報を含むが、これは本発明に関連するものではなく、ここでは触れないことにする。ここで、接続が取り下げられる場合、図 2 と同じフォーマットを有する接続除去メッセージが、除去される接続のルートに沿って伝送される。除去される接続のメトリックを減算することにより、各リンクのリンク占有が、この接続の除去を反映するように更新される。

【0 0 1 5】図 3 は本発明によるソース帯域幅管理サブシステムの一般ブロック図を示し、漏洩パケット・モジュール 3 4 を含み、これに入力ライン 3 9 上のユーザ・トラフィックが供給される。漏洩パケット・モジュール 3 4 の出力は、図 1 のネットワーク 1 0 に供給される。図 3 に示されるのと類似のサブシステムが、ネットワーク 1 0 に供給されるユーザ・トラフィックの各ソースに提供される。これらの帯域幅管理サブシステムが図 1 のエンドノード 1 2 に配置され、1 つのこうした帯域幅管理サブシステムが、通信する 2 人のユーザ間の各伝送方向に対して提供される。こうした帯域幅管理サブシステムはハードワイヤード回路コンポーネントにより実現されるが、好適な実施例はプログラム化コンピュータを使用する。なぜなら、こうしたインプリメンテーションは改良を収容するために、またトラフィック・パターンの変化を反映するために、容易に変更可能であるからである。

【0 0 1 6】漏洩パケット・アクセス制御モジュール 3 4 において、パケットは従来“レッド”及び“グリーン”と呼ばれる少なくとも 2 つの異なる優先順位クラスの 1 つと共に、ライン 4 0 を通じてネットワーク内に発せられる。ここでグリーンが高優先順位である。グリーン・パケットはネットワーク内の遅延及び損失確率の受諾可能レベルにもとづき、予め指定されたサービス・グレー

ドを保証される。レッド・パケットは同一の保証を有さず、渋滞発生時にグリーン・パケットに先駆けて廃棄される。漏洩パケット機構内でパケットを最適に記す帯域幅保存方法が、1 9 9 2 年 9 月 1 0 日出願の係属中の米国特許出願第 9 4 3 0 9 7 号で開示される。一般に漏洩パケット・モジュール 3 4 の機能は、トラフィックがネットワーク 1 0（図 1）に入力する以前に、それを“適合化（shape）”することであり、特に初期に提供される統計記述に適合しないユーザ・パケットに対応して、こうしたパケットをレッドと記すことにより実施される。しかしながら、トラフィック特性が初期に折衝された値内に留まる場合には、レッド・マーキング機構は約束された損失確率を保証するように十分に制限される。入来トラフィック特性が折衝値から大幅に外れると、漏洩パケット・モジュール 3 4 がもはや新たなトラフィックを処理できないために、予測及び適応モジュール 3 3 が呼出され、修正作業を実行する。

【0 0 1 7】図 1 に関連して述べられたように、新たな接続がネットワーク 1 0 を通じてセットアップされる時、トラフィック特性の初期予測がパケット・ソースにより実行される。この予測はライン 3 6 上のサービス品質要求と一緒に、ライン 3 6 を介して、図 3 の帯域幅管理システムに到来する。こうしたサービス品質（Q O S : quality of service）要求には、受諾可能損失確率、受諾可能遅延、実時間転送要求などが含まれる。接続エージェント 3 2 はこれらの接続要求を経路選択制御装置 3 0 にパスし、制御装置 3 0 はこれらの要求をトポロジ・データベース 3 1 内の最新のネットワーク記述と一緒に使用して、これらの要求を満足するネットワーク 1 0（図 1）を通じる接続経路を計算する。最適接続経路選択制御装置の 1 例が、1 9 9 2 年 4 月 2 8 日出願の係属中の米国特許出願第 8 7 4 9 1 7 号で述べられている。接続経路が計算されると、提案された接続経路が図 2 に示されるような接続要求メッセージ内に符号化され、帯域幅要求として図 3 のライン 3 7 を介して、ネットワーク 1 0 に発せられる。

【0 0 1 8】図 2 の帯域幅要求メッセージは計算された接続経路を横断し、ルートに沿う各ノードにおいて、接続の次の工程において接続要求を満足するために必要な帯域幅を確保するために使用される。計算された経路に沿う接続の各リンクにおいて十分な帯域幅が使用可能な場合、宛先エンドノード 1 2（図 1）が要求を受信し、新たな接続の受諾を返送する。ルートに沿う任意のリンクにおいて、トラフィック・パターンの変化により不十分な帯域幅しか使用可能でない場合には、接続要求の拒否が出所エンドノードに返送される。これらの帯域幅応答は、それが否定であろうと肯定であろうと、ライン 3 8 を介して接続エージェント 3 2 に返送される。接続が拒否されると、ユーザ・ソースはそれを通知され、接続の別の試行が後に実行される。接続が受諾されると、漏

11

洩バケット・モジュール 3 4 が活動化され、ユーザ・トラフィックのアクセスを制御するための適切なパラメータを供給される。ユーザは次にライン 3 9 上にトラフィックの導入を開始する。同時に予測及び適応モジュール 3 3 が、接続のライフの間に入来トラフィック特性に大きな変化が発生したかどうかを判断するために、この入来トラフィックのモニタを開始する。変化が生じた場合、モジュール 3 3 は接続エージェント 3 2 に新たな帯域幅割当てを要求するように通知し、接続エージェント 3 2 に接続に要求される新たなトラフィック・パラメータを供給する。上述のように、接続エージェント 3 2 はライン 3 7 上に、接続の帯域幅の調整を要求する新たな帯域幅要求を発する。調整が受諾されると、漏洩バケット・パラメータが新たなトラフィック特性により更新され、予測及び適応モジュール 3 3 は新たな特性により入来トラフィックのモニタを継続する。ここで新たな接続ではなく、新たな帯域幅割当てだけが要求される点に注意を要する。これは旧接続を取り下げ、新たな接続をセットアップする時のオーバーヘッドを低減する。要求される追加の帯域幅が使用可能でない場合には、接続は取り下げられるか、出所ノードの送信パーティとの元の折衝に依存して低優先順位を提供される。本発明は図 3 の予測及び適応モジュール 3 3 の改良に関するものである。

【0019】図 4 は本発明による予測及び適応モジュールのブロック図を示し、図 3 のライン 3 6 上に供給される初期トラフィック・パラメータを使用し、適応領域を計算するブロック 4 1 を含む。便宜上、この適応領域は、入来ユーザ・トラフィックの初期に仮定された平均ビット・レート及び図 3 の漏洩バケット・モジュール 3 4 の初期に計算されたレッド・マーキング確率に対応して、ユニット内で測定される。実際の入来トラフィックは、入来トラフィックの実際の現平均ビット・レートを決定するために、平均ビット・レート・フィルタ 4 5 に供給される。同時に漏洩バケット・モジュール 3 4 の実際のレッド・マーキング確率（漏洩バケット・モジュール 3 4 によりサービスされる実際のトラフィックに応答する）が、レッド確率フィルタ 4 7 に供給される。フィルタ 4 5 及び 4 7 の機能は、平均ビット・レート及びレッド・マーキング確率の一時的変化をフィルタ・アウトすることである。フィルタ化された平均ビット・レート及びフィルタ化されたレッド・マーキング確率は、ユニット 4 2 でブロック 4 1 で確立される適応領域と比較される。これらのフィルタ化パラメータが適応領域内に留まる場合には、何も実行されない。しかしながら、どちらかのフィルタ化パラメータが適応領域を外れる場合には、ブロック 4 3 で新たな有効バースト長が計算され、新たな有効バースト長がこのユーザ・トラフィックに対応する新たな接続を要求するために使用される。適応化処理の詳細な説明に進む前に、以下の変数が定義される。

12

R 接続を開始するためにユーザ・ソースにより要求される入力トラフィックの最大ビット・レート（ビット／秒）。

m 接続を開始するためにユーザ・ソースにより要求される入力トラフィックの平均ビット・レート（ビット／秒）。

b 接続を開始するためにユーザ・ソースにより要求される入力トラフィックの平均バースト長（ビット）。

t フィルタ 4 5 及び 4 7 のサンプリング周期。フィルタ 4 5 及び 4 7 は測定を受信し、毎 t 秒毎にフィルタ化出力を比較ユニット 4 2 に報告する。つまり、連続する 1、2、... n、... 期間において比較ユニット 4 2 は判断を下す。

$m_n$  期間 t の n 番目のサンプリング周期の入来トラフィックの平均ビット・レートの生の測定。

$q_n$  期間 t の n 番目のサンプリング周期の間に漏洩バケット 3 4 内で使用されるレッド・マーキング確率の生の測定。

ハット  $m_n$  n 番目のサンプリング周期の終りに、図 4 のビット・レート・フィルタ 4 5 によりフィルタ化される入力トラフィックの平均ビット・レートのフィルタ化された値。

ハット  $q_n$  n 番目のサンプリング周期の終りに、図 4 のレッド・マーキング確率フィルタ 4 7 によりフィルタ化される漏洩バケットのレッド・マーキング確率のフィルタ化された値。

$b_{cr}$  新たな接続を要求するために使用される、n 番目のサンプリング周期の終りにおける入来トラフィックの有効バースト長。

$r^n$  n 番目のサンプリング周期の間に図 3 の漏洩バケット・モジュール 3 4 で使用されるグリーン・トークン生成レート。グリーン・トークン・レートはグリーンと記されるバケット・ネットワークに注入されるレートを決定する。

$M_n$  n 番目のサンプリング周期の間の図 3 の漏洩バケット・モジュール 3 4 内のグリーン・トークン・プールのサイズ。グリーン・トークン・プールのサイズはネットワーク内に注入されるグリーン・バケットの長さを決定する。

【0020】入来トラフィックの平均ビット・レート  $m$  の測定は単純である。カウンタがサンプリング周期 t の間に受信されるビット数をカウントし、この数を長さ t で除算する。同様にレッド・マーキング確率  $q_n$  は、サンプリング周期 t の間にレッドと記されるバケットの数を、周期 t の間に送信されるバケットの合計数で割った数に等しい。これらの生の数字がそれぞれフィルタ 4 5 及び 4 7 に毎 t 秒毎に転送される。ここで不要な計算を回避するために、適応領域（接続が初期にセットアップされる時、及びその後の帯域幅調整毎に 1 度確立される）は生の測定  $m_n$  及び  $q_n$  の単位で確立される点に注意

13

を要する。同様に有効バースト長  $b_{e,i}$  は、フィルタ化されたハット  $m_i$  またはハット  $q_i$  が適応領域外になる時だけ計算される。後述されるように、適応領域は以前の更新がインプリメントされた前のサンプリング間隔  $j$  の間の平均ビット・レートに対応して、目標レッド・マーキング確率（ハット  $q_i$ ）及び目標平均ビット・レート（ハット  $m_i$ ）の近辺で確立され、この以前の更新以降ネットワークにより使用される。

【0021】上述の米国特許出願第942873号で教示されるように、有効バースト長は実際のトラフィック・ストリームを、同一のピーク・レート  $R$ 、同一の平均ビット・レート  $m$ 、及び同一の平均バースト長  $b$  を有する等価トラフィック・ストリームで置換することにより

$$\varepsilon = R(c-m) \exp(-\eta/b_{e,i}) / (R-m) c - m(R-c) \exp(-\eta/b_{e,i}) \quad (1)$$

【0022】ここで、 $\eta$  は次式（2）で与えられる。

$$\text{【数16】 } \eta = X(c-m) R^2 / (R-m)(R-c) c \quad (2)$$

【0023】ここで、 $c$  は使用される伝送機構のスピードであり、 $X$  は伝送機構のバッファ・サイズである。式

$$b_{e,i} = \eta / \ln [ \{ R(c-m) + \varepsilon m(R-c) \} / \varepsilon c(R-m) ] \quad (3)$$

【0024】図4の適応化システムにおいて、伝送機構は漏洩バケット・モジュール34であり、パケット損失確率  $\varepsilon$  はレッド・マーキング確率  $q_i$  であり、またバッファ・サイズ  $X$  はグリーン・トークン・プール  $M_i$  のサ

$$b_{e,i} = \eta / \ln \frac{R(\gamma^* - \hat{m}_i) + \varepsilon \hat{m}_i (R - \gamma^*)}{\varepsilon \gamma^* (R - \hat{m}_i)} \quad (4)$$

【0025】ここで、 $\eta_i$  は次式（5）で与えられる。

$$\eta_i = \frac{M_i^2 (\gamma^* - \hat{m}_i) R^2}{(R - \hat{m}_i) (R - \gamma^*) \gamma^*} \quad (5)$$

【0026】損失（レッド・パケット）確率が所望の範囲から外れると、接続の帯域幅の更新を試行するために、 $b_{e,i}$  が  $R$  及びハット  $m_i$  と一緒に図3の接続エージェント38にパスされる。帯域幅更新要求が受諾されると、新たな漏洩バケット・パラメータ  $r^{n+1}$  及び  $M_i^{n+1}$  が新たなトラフィック・パラメータ  $R$ 、ハット  $m_i$ 、及び  $b_{e,i}$  にもとづき計算される。この計算及びこれらの漏洩バケット・パラメータの使用については、前記係属中の米国特許出願第943097号に詳細に述べられている。

【0027】フィルタ45及び47は、毎  $t$  秒毎に平均ビット・レート及びレッド・マーキング確率の予測をそれぞれ報告する。 $t$  の値は、接続エージェント32がネットワークに発せられる要求に対する応答をどの程度早く獲得するかにより決定される。なぜなら、新たな予測

$$\hat{x}_i = \alpha \hat{x}_{i-1} + (1-\alpha)x_i$$

【0028】ここでフィルタ・パラメータ  $\alpha$  は  $0 < \alpha < 1$  であり、式（6）の2つの項の相対信頼度を決定する。 $\alpha$  の値は図4の平均レート・フィルタ45を最初に

14

計算される。しかし、ここで置換されるトラフィック・ストリームはオン/オフ・プロセスを有するモデルに適合する。オン及びオフ期間は独立であり（相互に及びそれらの間で）、指数的に分布する。この“指数置換”処理は実際のトラフィック・ストリームの有効バースト長を計算するために使用され、それにより置換されたトラフィック・ストリームが同一の伝送リンクに供給されると、実際のトラフィック・ストリームが同一のパケット損失確率  $\varepsilon$  を有することになる。置換トラフィックのパケット損失確率  $\varepsilon$  は、前記出願で教示されるように、次式（1）で与えられる。

【数15】

（1）及び（2）を有効バースト長について解くと、次式（3）が得られる。

【数17】

イズである。すなわち、有効バースト長は次式（4）で与えられる。

【数18】

【数19】

は新たな接続要求を、そうした要求が処理されるよりも早く要求するため、フィルタ45及び47が新たな予測を供給することが不用であるからである。従って、サンプリング・レート  $t$  は図1のネットワーク10の最大循環遅延に依存し、すなわちネットワークのインプリメンテーションに依存する。各フィルタ45及び47は現在の生の測定及び全ての以前の測定を、フィルタ化された値の予測にマップする。 $x_1, x_2, \dots, x_n$  を生の測定とし、ハット  $x_1$ 、ハット  $x_2$ 、 $\dots$ 、ハット  $x_n$  を予測とする（ここで  $x$  は  $m$  または  $q$ ）。フィルタ45及び47のマッピングは任意の関数であるが、本発明の好適な実施例では、このマッピングは指数形式である。すなわち、 $n$  番目の予測ハット  $x_n$  は次式（6）で与えられる。

【数20】

(6)

取り上げることにより次のように決定される。平均ビット・レート  $m$  には、 $m$  の“十分に正確な”予測を生成するために必要な最小量の情報を収集するための時間を示



15

す値  $T_s$  が関連付けされる。  $N_s$  を時間  $T_s$  内にフィルタ 4 5 により受信される  $m$  の生の測定の数とする。すなわち、  $N_s$  は  $T_s / t$  よりも大きな最小の整数である。  $N_s$  は次に、統計的に信頼性を有するハット  $m_s$  を決定するために必要とされる  $m$  の生の測定の最小数となる。この理由から、最初の初期化時にはフィルタ 4 5 は  $N_s$  測定が受信されるまで、比較ユニット 4 2 に予測を報告し

$$\hat{m}_{N_s} = \hat{m}_0 + (1 - \alpha_s^{N_s})(m - \hat{m}_0)$$

【 0 0 2 9 】例えば、ハット  $m_s$  を初期状態ハット  $m_0$  から  $m$  の 9 0 % 以内に保持しようとする、  $\alpha_s$  は

$$\text{【数 2 2】 } 1 - \alpha_s^{N_s} = 0.9 \quad (8)$$

【 0 0 3 0 】及び、

$$\text{【数 2 3】 } \alpha_s = 0.1^{1/N_s} \quad (9)$$

【 0 0 3 1 】を満足する。

【 0 0 3 2 】確信間隔分析 (confidence interval analysis) を使用し、  $T_s$  (及び  $T_q$ ) の値の決定が次のステップで進められる。

1. 平均レートに測定に関連する独立に (またはほとんど独立に) 同一に分布する (I I D : independent identically distributed) "実験" を識別する。

2. 所望の確信間隔を達成するために必要な実験の最小

$$m_r = \rho R \quad \text{ここで、} \rho = \mu_a / (\mu_a + \mu_b)$$

【 0 0 3 4 】で与えられ、その標準偏差  $\sigma_r$  はおよそ

$$\sigma_r = \sqrt{2\rho(1-\rho)R}$$

【 0 0 3 5 】で与えられる。

【 0 0 3 6 】サンプル平均  $m$  が確信間隔 ( $m - z_\alpha$ 、  $m + z_\alpha$ ) 及び確信レベル  $\theta$  を有するように、  $M_s$  をシーケンス  $Y_s$  内の最小サンプル・サイズとする。次式 (1 2) を満足する  $w_s$  が正規分布テーブルから獲得されるものとする。

$$M_s = \left( \frac{w_s \sigma_r}{z_\alpha} \right)^2$$

【 0 0 3 8 】所望の確信レベルを獲得するために要求される時間間隔  $T_s$  は次に、  $M_s$  の生の測定を獲得するための時間として要求される。  $b_{s,r}$  が平均バースト長の場合、1 回の測定は平均で  $b_{s,r} / m$  秒を要し、  $T_s$  は

$$\text{【数 2 8】 } T_s = M_s (b_{s,r} / m) \quad (14)$$

【 0 0 3 9 】で与えられる。

【 0 0 4 0 】図 4 のレッド・マーキング確率フィルタ 4 7 では、全てのバケットはレッドと記される同一の確率を有し、レッドと記されるかどうかは他の全てに無関係

$$X_i = \begin{cases} 1 & \text{確率 } \xi \\ 0 & \text{確率 } (1-\xi) \end{cases}$$

【 0 0 4 1 】である。  $X_i$  の標準偏差  $\sigma_x$  は

$$\sigma_x = \sqrt{\xi - \xi^2}$$

16

ない。フィルタ 4 7 における統計的に信頼性のあるレッド・マーキング確率のための生の測定の最小数及び最小収集期間を表すために、  $N_q$  及び  $T_q$  が同様に定義される。全ての平均レート予測が一定であり、  $m$  に等しい場合、  $N_m$  番目の予測は次式 (7) により与えられる。

【数 2 1】

(7)

数を決定する。

3. (前のステップから) 最小数の実験結果を収集するために必要な時間量として  $T_s$  を決定する。

【 0 0 3 3 】トラフィックが独立性及び指数分布仮定を満足するオン/オフ・プロセスとしてモデル化されるものと仮定すると、オン/オフ・サイクルは I I D 実験である。  $B_s$  及び  $I_s$  をそれぞれ  $n$  番目のオン及びオフ時間とし、  $n$  番目のサイクル長  $B_s + I_s$  の平均ビット・レート  $Y_s$  を  $Y_s = R B_s / (B_s + I_s)$  とする。  $B_s$  及び  $I_s$  の共通指数分布の平均は、それぞれ  $\mu_b^{-1}$  及び  $\mu_i^{-1}$  で表され、I D D ランダム・シーケンス  $\{Y_s, n = 1, 2, \dots\}$  の平均は、

【数 2 4】

(10)

【数 2 5】

(11)

$$\text{【数 2 6】 } P \{-w_s \leq W \leq w_s\} = \theta. \quad (12)$$

【 0 0 3 7 】ここで、  $W$  はゼロ平均及び単位分散を有するように正規分布する。  $M_s$  は次式 (1 3) により与えられる。

【数 2 7】

(13)

であるものと仮定される。これは特に複数のバケットがオン期間にバック・ツー・バック (back-to-back) に到来する時には厳密には当て嵌まらないが、ここで使用される結果は、レッド・マーキング確率  $q$  予測の確信レベルに対しては、それほど敏感ではない。  $X_i$  を  $i$  番目のバケットがレッド ( $X_i = 1$ ) またはグリーン ( $X_i = 0$ ) と記されることを示すランダム変数とする。従って、

【数 2 9】

(15)

【数 3 0】

(16)

17

【0042】である。

【0043】平均ビット・レート測定周期 $T_e$ を計算するために使用されたのと同じステップにより、確信間隔

$$M_e = \left( \frac{w_e \sigma_x}{z_e} \right)^2$$

【0044】で与えられ、ここで $w_e$ は $w_s$ と同様に獲得される。所望の測定周期 $T_e$ が次に $M_e$  パケットを観測するための時間として獲得される。 $L$ を平均パケッ

$$T_e = M_e \frac{L}{m}$$

【0045】で与えられる。

【0046】図4のフィルタ45及び47はこのように、それぞれ式(14)及び式(18)で定義される測定周期 $T_e$ 及び $T_s$ を使用する。平均ビット・レート及びレッド・マーキング確率のフィルタ化された値ハット $m_e$ 及びハット $q_e$ は、それぞれ毎 $T_e$ 秒または毎 $T_s$ 秒毎に1度、比較ユニット42に転送される。これらのフィルタ化された値は1つのセットを形成し、このセットがユニット42において、適応化が要求されるかどうかを判断するために、これらの値の受諾可能なセットと比較される。すなわち、新たな接続要求が保証される。この比較は図5に示される。

【0047】図5に進む前に、一般に新たな接続は、平均ビット・レートまたは入力トラフィックの“バースト性”が高くなり、漏洩パケット機構34が、1)その接続の折衝された全体パケット損失確率、または、2)同一リンクを共用する他の接続のパケット損失確率をもちや保証できなくなる時、要求されることを述べておく。一方、新たな接続は、平均ビット・レートまたは入力トラフィックのバースト性が十分に低くなり、3)その接続に対する帯域幅割当てを減少することによりネットワークのスループットが増加される時にも要求される。この過程では、割当てられる帯域幅にもとづき、ユーザ・コストも低減される。本発明によれば、図5に示される適応領域の境界を定義するために、これらの3つの条件が使用される。

$$R(r-m) \exp(-\eta/b_{e,r}) / (R-m) r - m (R-r) \exp(-\eta/b_{e,r}) = k_1 q_r \quad (20)$$

【0050】を満足する。ここで、

【数35】

$$\eta = M_e (r-m) R^2 / (R-m) (R-r) r \quad (21)$$

【0051】である。

【0052】図5のポイント52と54間の曲線53は、この接続が同一の伝送リンクを共用する他の接続に不正に影響を及ぼすことが許可される限界を表す。最初に、ネットワークへの過度なトラフィックの発信は、主に中間ノードに課されるレッド廃棄しきい値により、他の接続の損失確率に影響を及ぼす以前に、これらの他の接続により認識される平均遅延を引起す可能性が大きい。この接続ソースが、この接続に対応してそのリンク

18

( $q - z_e$ 、 $q + z_e$ )及び確信レベル $\theta_e$ を達成するためのX観測の最小数 $M_e$ が、

【数31】

(17)

ト長(ビット)とすると、パケットは平均して毎 $L/m$ 秒毎に到来し、 $T_e$ は、

【数32】

(18)

【0048】図5はネットワークへのトラフィック入力の平均ビット・レートまたはバースト性の変化にตอบสนองして、パケット・ネットワーク接続の帯域幅を適応化するための、本発明による適応領域を表す。ポイント50と52間の曲線51は、現接続の全体パケット損失確率の限界を表す。単純化のため、この接続の全体パケット損失確率 $\epsilon_e$ が折衝された絶対値オーダ内に留まる場合、すなわち $\epsilon_e$ (0.5、5.0)× $\epsilon_r$ ならば、適応調整は不用である。 $\epsilon_e$ 及び $\epsilon_r$ がそれぞれネットワーク内のグリーン・パケット及びレッド・パケットに対応する損失確率とすると、これらの2つの損失確率を等しくするために帯域幅割当てが実行され、またバッファ管理がオーダ関係を満足するものと仮定される。

【数33】

$$O(\epsilon_e) = q_r O(\epsilon_r) + (1-q_r) O(\epsilon_e) \quad (19)$$

【0049】ここで、 $O(\epsilon)$ は $\epsilon$ (0.5、5)× $10^{-n}$ の時 $10^{-n}$ として定義される( $n$ は整数)。また、 $q_r$ はレッド・マーキング確率、すなわち $q_r = O(\epsilon_e) / O(\epsilon_r)$ である。 $q$ が $q_r$ を越えて増加すると、全体損失確率 $\epsilon_e$ が受諾不能となり、帯域幅が上方に調整されなければならない。図5において、曲線51は $q = k_1 q_r$ を生じる( $m$ 、 $b_{e,r}$ )ポイントの集まりであり(ここで $k_1$ は5)、目標確率損失の絶対値限界の上位桁である。すなわち、曲線51は $m$ と $b_{e,r}$ の値のセットの集まりであり、

【数34】

上で確保される帯域幅に等しい有効伝送レートでバッファに入力される時、リンク内のバッファのバッファ占有は、この平均接続遅延の測定となる。漏洩パケットの存在は無視される。なぜなら、曲線51が満足されると、ネットワークに送信可能なレッド・トラフィック量に限界が存在しない限り、全てのトラフィックが漏洩パケットにより適合されることなくネットワークに入力するからである。トラフィック優先順位は最初に来たものからサービスする方式(first-come, first-served basis)であるので、グリーン及びレッド・トラフィックの両方によるバッファ内容が考慮されなければならない。またレッド廃棄しきい値は廃棄確率を制御するように設計さ

れるために、平均遅延に対するレッド廃棄しきい値の影響は最小となる。

【0053】図5の曲線53は次のように決定される。バーνをオリジナル・ソースの平均バッファ内容とする。平均バッファ占有が倍数  $k_2 \times (\text{バー}\nu)$  (ここで  $k_2 > 1$ ) に増加すると、トラフィックがネットワークにとって受諾不能と見なされる。係数  $k_2$  の値はリンク容量に関連する接続の帯域幅に依存し、この比率が大きいほど  $k_2$  の値は小さい。更に、接続経路は一般に複数

$$\frac{m}{\gamma\delta} = k_2 \bar{\nu}$$

【0054】の関係为满足する全ての  $(m, b_{e,i})$  ポイントの集まりにより形成される。ここで  $\delta$  は次のようである。

【数37】

$$\delta = (r-m) R^2 / (R-m) (R-r) r b_{e,i} \quad (23)$$

【0055】ポイント55と57との間の曲線56は図5の適応領域の下限を表し、顧客料金構造に大きく依存する。各接続に対し、トラフィックの初期に仮定された特性に依存して、異なる量の帯域幅が経路に沿う各リンク上で確保される。顧客に対する変化量が、一般に、これらの帯域幅の確保量に関連付けられる。顧客が帯域幅  $r$  に比例する量により勘定請求されると仮定すると、曲線56は  $r$  パラメータとなる全ての  $(m, b_{e,i})$  ポイン

$$R \times \frac{y-X+\sqrt{(y-X)^2+4yXm/R}}{2y} = k_3 r$$

【0057】ここで、 $r$  は現トークン生成レートであり、 $y$  は、

【数39】

$$y = \{ (R-m) / R \} b_{e,i} \ln (1 / \epsilon_r) \quad (25)$$

【0058】である。

【0059】本発明の実施例によれば、図5の適応領域58は式(20)乃至(25)により境界を設けられ、その内側は接続帯域幅の適応調整が要求されない領域を表す。一方、領域58の上方では帯域幅が上方に調整され、また領域58の下方では帯域幅が下方に調整される。 $k_1$ 、 $k_2$ 、 $k_3$  の値は図1のネットワークの局所要求を反映するように調整される。しかしながら、一般に  $k_1$  は2乃至10の範囲を取り、 $k_2$  は1.1以上無限大までの範囲を取り、 $k_3$  は0と0.9との間の範囲を取る。あるアプリケーションでは、 $k_1 = 5$ 、 $k_2 = 2$ 、 $k_3 = 0.8$  において良好に動作した。

【0060】ここで図5に要約される適応要求の違反を判断するために必要な比較が、比較を可能とするために、レッド・マーキング確率データの有効バースト長への変換を要求する点に注意を要す。変換は複雑な浮動小数点演算であり、毎比較周期毎に要求されるので、それ

$$q = R (r-m) \exp (-\eta / b_{e,i}) / (R-m) r-m (R-r) \cdot \exp (1 \eta / b_{e,i}) \quad (26)$$

【0062】ここで、 $\eta$  は式(21)で定義される。こ

のリンクを含むので、幾つかのリンクにおけるバッファ容量は、他よりも早く受諾不能となる。バッファ占有が最初に受諾不能となるリンクは、接続の確保容量の寄与が最も小さいリンクである。前記係属中の米国特許出願第943097号で述べられるように、漏洩バケットのグリーン・トークン生成レート  $r_g$  は、この最小確保容量寄与に等しくセットされる。従って、曲線53は、

【数36】

(22)

トの集まりである。 $r$  パラメータは現在値の特定的小数部  $k_3$  であり、ここで小数部  $k_3$  は接続のサイズ、及び帯域幅更新オーバーヘッドなどのインプリメンテーション制約条件に依存する。低い帯域幅接続では、更新オーバーヘッドが接続の帯域幅には関係なく同一であるので、 $k_3$  は更に小さくなる。

【0056】単純化のため、全てのバッファ・サイズが同一 ( $X$ ) であり、各リンクに対する目標損失確率が同一 ( $\epsilon_r$ ) であるものと仮定する。更にトラフィック特性は、 $r$  が接続の等価容量に等しいと仮定する。この場合、図5の曲線56は次の関係为满足する全ての  $(m, b_{e,i})$  ポイントの集まりである。

【数38】

(24)

以後決して使用されることのない有効バースト長を計算するのに相当な時間が失われる(なぜなら、この有効バースト長は新たな接続が要求される場合だけ、すなわちハット  $m_0$ 、ハット  $q_0$  ポイントが図5の領域58から外れる場合だけ使用される)。本発明によれば、本発明の帯域幅管理サブシステムの計算負荷は、図5の適応領域58を実際の測定量であるハット  $m_0$ 、及びハット  $q_0$  に関して再マップ化することにより、著しく低減される。この再マップ化が図6に示される。

【0061】図6では、図5の適応領域が平均ビット・レート ( $m$ ) 及びレッド・バケット・マーキング確率 ( $q$ ) 平面にマップ化される。図5で使用されるのと同じ参照番号が図6においてアクセント符号が付加されて使用され、適応領域の対応する部分を表す。図6の適応領域58'は曲線51'、53'及び56'により境界を設定され、これらは式(20)、(22)及び(24)にそれぞれ対応する。 $(m, b_{e,i})$  平面上の任意のポイントは、初期トラフィック特性  $R$ 、 $m$ 、 $b_{e,i}$  が与えられ、次の関係から  $(m, q)$  平面上のポイントにマップ化される。

【数40】

の再マップ化も複雑な計算を含むが、毎判定周期 ( $t$ )

毎に 1 度ではなく、毎帯域幅更新毎に 1 度実行されればよい。領域 5 8' 内のポイントのセットは、 $R$  (ハット  $m_j$ 、 $q_r$ ) により示され、ここでハット  $m_j$  は、現存する接続をセットアップするために図 3 のサブシステムにより使用される  $m$  値であり、 $q_r$  は漏洩バケット・モジュール 3 4 により現在強要される目標レッド・マーキング確率である。

【0063】図 7 は図 3 の予測及び適応モジュール 3 3 (図 4 に詳細に示される) のオペレーションを示す。図 7 に示される適応アルゴリズムは以下のように要約される。

アクセス制御アルゴリズム：

A. 初期化：初期トラフィック・パラメータ ( $R$ 、 $m_0$ 、 $b_{e,r}$ ) が提供される。

1. 式 (9) 乃至 (14) から  $N_s$  及び  $\alpha_s$  を計算する。  
2. 式 (16) 乃至 (18) から  $N_q$  及び  $\alpha_q$  を計算する。

3.  $(m, q)$  平面内の領域  $R$  ( $m_0$ 、 $q_r$ ) を計算する。

4. ハット  $m_0 = m_0$ 、ハット  $q_0 = q_r$ 、 $n = 1$  及び  $j = 0$  にセットする。

B. 各測定間隔  $n$ 、 $n = 1, 2, \dots$  の終りに、式 (6) の指数フィルタにより  $m$  及び  $q$  の測定をフィルタする。

C.  $n < N_s$  に対して、十分に正確なハット  $m_0$  を計算するために十分な数の生の  $m$  測定が受信されたかどうかをテストする。

1. 肯定の場合、 $n < j + N_q$  に対して、最後の接続確立以来、十分に正確なハット  $q_0$  を計算するために十分な数の生の  $q$  測定が受信されたかどうかをテストする。

a. 否定の場合、 $n = n + 1$  に増分し、ステップ (B) に戻る。

b. 肯定の場合、(ハット  $m_j$ 、ハット  $q_0$ )  $R$  (ハット  $m_j$ 、ハット  $q_r$ ) に対して、現在の  $(m, q)$  セットが図 6 の領域 5 8' 内に存在するかをテストする。

・領域 5 8' 内にあるならば、 $n$  を増分し、ステップ (B) に戻る。

・領域 5 8' 外であるならば、ステップ (D) にスキップし、パラメータ (ハット  $m_j$ 、ハット  $q_0$ ) を用いて新たな接続を要求する。

2.  $n \geq N_s$  ならば、 $n < j + N_q$  に対して、最後の接続確立以来、十分な数の生の  $m$  測定が受信されたか、十分な数の生の  $q$  測定が受信されたかをテストする。

a. 否定の場合、 $n$  を増分し、ステップ (B) に戻る。

b. 肯定の場合、(ハット  $m_0$ 、ハット  $q_0$ )  $R$  (ハット  $m_j$ 、ハット  $q_r$ ) に対して、現在の  $(m, q)$  セットが図 6 の領域 5 8' 内に存在するかをテストする。

・領域 5 8' 内にあるならば、 $n$  を増分し、ステップ (B) に戻る。

・領域 5 8' 外であるならば、ステップ (D) にスキップ

し、パラメータ (ハット  $m_j$ 、ハット  $q_0$ ) を用いて新たな接続を要求する。

D. 前記ステップの 1 つから受信されるパラメータを使用して、新たな接続に対する接続エージェント 3 2 (図 3) を要求する。

E. 接続エージェント 3 2 から新たなシステム・パラメータ ( $r$ 、 $M_s$ 、 $N_s$ 、 $N_q$ 、 $\alpha_s$ 、 $\alpha_q$ ) を待機する。この待機は帯域幅の増加のためだけに要求される。帯域幅の減少は常に元来確保された帯域幅内に収容される。

F. 全てのシステム・パラメータを新たな値にリセットする。

1. ハット  $q_0 = q_r$  及び  $j = n$  にセットする。

2.  $n = n + 1$  に増分する。

3. ステップ (2) に戻る。

【0064】図 7 を参照すると、開始ブロック 7 0 で始まり、ブロック 7 1 に移行し、ここで接続 ( $R$ 、 $m_0$ 、及び  $b_{e,r}$ ) のための初期接続要求からの接続パラメータが受信される (同時に初期接続要求メッセージが接続エージェント 3 2 (図 3) によりネットワーク上に発せられる)。ブロック 7 2 で、図 4 の予測及び適応モジュールの全ての可変パラメータが計算される。特に、これらには生の平均ビット・レート測定の最小数  $N_s$ 、平均ビット・レート・フィルタ 4 5 の重み係数  $\alpha_s$ 、生のレッド・トークン確率測定の最小数  $N_q$ 、及びレッド・トークン確率フィルタ 4 7 の重み係数  $\alpha_q$  が含まれる。更にブロック 7 2 で、ハット  $m_0$  の初期フィルタ化値が  $m_0$  の初期要求にセットされ、ハット  $q_0$  の初期フィルタ化値が目標レッド・バケット・マーキング確率  $q_r$  にセットされる。最後にブロック 7 2 で、測定周期指標  $n$  が "1" にセットされ、接続要求数  $j$  が "0" にセットされる。ブロック 7 3 では、次の生の測定すなわち平均ビット・レート  $m_0$  及びレッド・トークン確率  $q_0$  が受信される。これらの生の値はブロック 7 4 で、指数フィルタ方程式 (9) によりフィルタ化された値ハット  $m_0$ 、ハット  $q_0$  を計算するために使用される。

【0065】ブロック 7 4 の出力は、十分に正確な平均ビット・レート予測を保証するために十分な数の平均ビット・レート測定が受信されたかどうかを判断するために、判断ブロック 7 5 に供給される。否定の場合、判断ブロック 7 6 に移り、最後の接続更新以来、十分に正確なレッド・トークン・マーキング確率予測を保証するために十分な数のレッド・マーキング確率の生の測定が受信されたかどうかを判断する。ここで生の平均ビットレート測定は、1 接続に対して 1 度だけ、最小数に対してモニタされる必要があり、一方、レッド・トークン・マーキング確率測定は、接続が更新される度に漏洩バケット・パラメータが更新されるので、各接続更新の後に最小数に対してモニタされなければならないことに注意を要する。判断ブロック 7 5 及び 7 6 で、十分な平均ビット・レート測定も十分なレッド・トークン・マーキング

確率測定も受信されないか判断されると、ブロック 8 4 に移り、測定指標  $n$  が 1 増分される。次にブロック 7 3 に再度移り、次の生の測定値を受信する。

【0066】判断ブロック 7 6 で十分な数  $n$  (少なくとも  $j + N_0$ ) の生のレッド・トークン・マーキング確率測定が受信されたと判断されると、判断ブロック 7 8 に移り、 $(m, q)$  平面内の (ハット  $m_i$ 、ハット  $q_i$ ) ポイントが、図 6 の適応領域 5 8' 内に存在するかどうかを判断する。肯定の場合、適応化は要求されず、ブロック 8 4 に移り  $n$  を増分し、次にブロック 7 3 に再度移行して次の生の測定を獲得する。判断ブロック 7 8 でポイント (ハット  $m_i$ 、ハット  $q_i$ ) が図 6 の適応領域 5 8' から外れると判断されると、ブロック 7 9 に移り、新たなトラフィック特性 ( $m_i$ 、 $q_i$ ) を有する接続を要求する。すなわち、ハット  $q_i$ 、レッド・トークン確率予測を正確に計算するために十分な  $q$  サンプルが受信されたにも関わらず、平均ビット・レートを正確に予測するには不十分なサンプルが収集されたならば、新たな  $q_i$  予測が最後の接続更新からの平均ビット・レートと結合され、図 6 の適応領域 5 8' と比較される。これらの値が適応領域 5 8' から外れるならば、ブロック 7 9 で新たな接続が要求される。新たな接続が折衝されると、新たな適応領域が計算され、新たな漏洩バケット・パラメータが計算され、更に新たなフィルタ値が計算される。ブロック 7 9、8 2 及び 8 3 におけるこの処理の詳細が図 8 に関連して述べられる。接続が更新されると、ブロック 8 4 に移り  $n$  を増分し、次にブロック 7 3 に再度移行して、次の測定サンプルを待機する。

【0067】ブロック 7 5 で、平均ビット・レートの十分に正確な予測を提供するために十分な数の生の  $m_i$  サンプルが受信されたと判断されると、判断ブロック 7 7 に移り、再度、最後の漏洩バケット更新以来、レッド・マーキング確率を予測するために十分な数の生の  $q_i$ 、レッド・マーキング確率サンプルが受信されたかどうかをテストする。たとえ不十分な  $q_i$  サンプルが受信されたとしても、判断ブロック 8 1 に移り、(ハット  $m_i$ 、ハット  $q_i$ ) ポイントが適応領域内に存在するか、またはそこから外れるかを判断する。判断ブロック 8 1 でポイント (ハット  $m_i$ 、ハット  $q_i$ ) が適応領域 5 8' から外れると判断されると、ブロック 8 3 に移り、新たな平均ビット・レート、ハット  $m_i$  により接続を更新する。しかし、更新パラメータとしては目標レッド・マーキング確率  $q_i$  を使用する。すなわち、十分な生の  $q_i$  サンプルが受信されなかった時でも、平均ビット・レートが大きく変化したために、(ハット  $m_i$ 、ハット  $q_i$ ) がもはや適応領域 5 8' から外れる場合には、接続が更新される。ブロック 8 3 で接続が更新された後、ブロック 8 4 に移って  $n$  を増分し、次にブロック 7 3 に再度、移行し

$$m_n \leftarrow h m_i + (1-h) \hat{m}_n$$

て次の測定値を待機する。判断ブロック 8 1 でテスト・ポイント (ハット  $m_i$ 、ハット  $q_i$ ) が適応領域 5 8' 内に存在すると判断されると、ブロック 8 4 に移り  $n$  を増分し、次にブロック 7 3 に再度移行して次の測定値を待機する。

【0068】判断ブロック 7 7 で、レッド・マーキング確率を予測するのに十分な  $q_i$  が値が受信されたと判断されると、判断ブロック 8 0 に移り、(ハット  $m_i$ 、ハット  $q_i$ ) ポイントが適応領域 5 8' 内に存在するかどうかをテストする。肯定の場合にはブロック 8 4 に移り  $n$  を増分し、その後ブロック 7 3 に再度移行する。(ハット  $m_i$ 、ハット  $q_i$ ) ポイントが適応領域 5 8' から外れる場合には、ブロック 8 2 に移り、接続をパラメータ (ハット  $m_i$ 、ハット  $q_i$ ) により更新する。次にブロック 8 4 に移り  $n$  を増分し、次にブロック 7 3 に再度移行する。

【0069】図 7 に示されるプロシジャは好適な実施例では、汎用目的コンピュータをプログラミングすることによりインプリメントされる。接続を基本として要求される図 7 のアルゴリズムの幾つかの高度に反復的な部分が、高速特殊目的回路によりインプリメントされる場合、高速回路とコンピュータ間とのインタフェースがコンピュータの中断を最小化するように設計されることが重要である。また各曲線 5 1'、5 3' 及び 5 6' の正則  $m$  値及び対応する  $q$  値の 2 次元配列  $\{q^i(m_i), q^i(m_i), i=1, 2, \dots, K\}$  を生成するために図 6 の適応領域 5 8' が、 $m$  値の範囲をカバーする多数の  $m$  において、 $q$  の値をサンプリングすることによりインプリメントされる点に注意を要する。 $m$  値はゼロと現在使用されるグリーン・トークン・ソース・レート  $r$  との間の範囲内においてのみサンプルされる必要がある。なぜなら、ハット  $m_i > r$  が常に上方帯域幅調整の必要を意味するからである ( $r$  はデータが漏洩バケットを通じて流れる最大レートである)。他の  $q$  の値は記憶値の間に補間される。結果のハット  $m_i$  及びハット  $q_i$  値が与えられると、 $q^i$  (ハット  $m_i$ ) 及び  $q^i$  (ハット  $m_i$ ) に関するハット  $q_i$  の関連部分が決定される。新たなハット  $q_i$  予測がこれらの 2 つの値間に存在する場合は、新たな測定値が領域 5 8' 内にあり、それ以外では値が適応領域 5 8' から外れる。

【0070】図 7 のアルゴリズムの 1 つの変形では、帯域幅が増加されるよりも次第に帯域幅を減少させる。これは適応領域 5 8' の下方境界曲線 5 6' よりも下方の予測に対する  $m_i$  及び  $b_{e,i}$  の計算に、ヒステリシス・パラメータ  $h$  ( $0 < h < 1$ ) を導入することにより達成される。すなわち、予測 (ハット  $m_i$ 、ハット  $q_i$ ) が曲線 5 6' よりも下方にある場合、

【数 4 1】

(27)

【0071】及び、

$$\text{【数 4 2】 } b_{e,i} \leftarrow h b_{e,i} + (1-h) b_{e,i}^* \quad (28)$$

【0072】が要求ベクトル及び新たな漏洩バケット・パラメータを計算するために使用される。hの値は0.5またはその近辺にセットされる。図7のアルゴリズムの別の変形では、より多くの生の測定サンプルに対応して更新要求を遅延し、より保存性のある適応化方法を提供する。

【0073】図8は、図7のブロック79、82及び83、並びに上述のアクセス制御アルゴリズムのステップ(D)に一般に示される接続更新処理の流れ図を示す。図7のブロック79、82及び83の接続更新アルゴリズムは、図7の流れ図から受取られるm及びqの値を使用することにより、以下のサブステップに要約される。

【0074】接続更新アルゴリズム：

A. 式(3)から $b_{e,i}$ を計算し、新たな $b_{e,i}$ 、m及びRを含む帯域幅更新要求メッセージ(図2)を送信する。  
B. 遠隔接続エージェントからの応答を待機する。これが帯域幅縮小要求ならば、待機は要求されず、直接ステップ(C)に移行する。

1. 応答が否定の場合、終了し、接続を再ルートする。
2. 応答が肯定の場合、ステップ(C)に移行する。

C. 新たな接続に対し、以下の量を計算する。

1. 漏洩バケット・パラメータr(グリーン・トークン・ソース・レート)及び $M_e$ (グリーン・トークン・プール・サイズ)を計算する。
2. 新たな適応領域R(m、 $q_r$ ) (図6)
3.  $N_s$ 、 $\alpha_s$ 、 $N_q$ 及び $\alpha_q$ の新たな値を計算する。

【0075】図8を参照すると、開始ブロック90で開始後、ブロック91に移り、式(3)を用いて新たな有効バースト長 $b_{e,i}$ の値が計算される。次にブロック92に移り、図7のブロック79、82または83で指定される接続特性値を用いて、接続エージェント32(図3)から要求を発する。判断ブロック93に次に移り、要求が帯域幅増加であるか、または帯域幅縮小であるかを判断する。帯域幅増加が要求されると、ブロック94に移り、システムは接続要求が接続経路に沿って遠隔受信エージェントに伝播し、接続の確認が接続エージェント32に返却されるまで待機する。次に判断ブロック95に移り、応答が肯定(更新許可)かまたは否定(更新拒否)かを判断する。更新が拒否されると、ブロック96に移り、接続を終了するか、接続を再ルートするための他の機能と呼出す。後者についてはここでは開示されない。プロセスはブロック97で終了する。

【0076】判断ブロック95で接続要求応答が肯定と判断されると、ブロック98に移り、新たな漏洩バケット・パラメータr(グリーン・トークン・ソース・レート)及び $M_e$ (グリーン・トークン・バッファ・サイズ)が上述のように識別される。これらのパラメータについては係属中の米国特許出願第943097号で教示

される。判断ブロック93で帯域幅縮小が要求されると判断されると、ブロック98に直接移行する。なぜなら、接続要求メッセージに対する応答のための待機が要求されないからである。すなわち、帯域幅は置換されるよりも広い帯域幅接続から常に使用可能である。ブロック98で新たな漏洩バケット・パラメータを計算後、ブロック99に移り、式(20)、(22)及び(24)を用いて、新たな適応領域58'を計算し、式(26)を用いてm、q平面に変換する。ブロック100では、次の接続更新の間にフィルタ45及び47を制御する新たなフィルタ値 $N_s$ 、 $\alpha_s$ 、 $N_q$ 、 $\alpha_q$ が計算される。

【0077】本発明のアクセス制御機構は、接続に関連する信号ソースの特性が著しく変化する場合においても、それらの各接続に対して十分な帯域幅の提供を保証することが理解される。しかしながら、信号ソースの特性に対するこの"動的適応"は、接続パラメータ及びそれに関連するネットワーク・オーバーヘッドの過度に迅速な更新を阻止するように制御される。帯域幅、測定フィルタ及び漏洩バケット・アクセス機構は、入力トラフィック・ストリームの互換処理を保証するために、全て一緒に変更される。

【0078】本発明の1つの変形では、漏洩バケット機構のレッド・マーキング確率qを、漏洩バケット機構におけるトークン・レベルがある所定のしきい値レベルよりも小さくなる確率により置換する。この後者のメトリックは、例えばネットワーク内のレッド損失確率が非常に高い場合などのように、非常に小さなレッド・マーキング確率が所望される時に有用である。

【0079】まとめとして、本発明の構成に関して以下の事項を開示する。

【0080】(1) ネットワーク内の出所ノードから宛先ノードへの情報のデジタル・バケット伝送のための接続を確立するために、出所ノードと宛先ノード間を相互接続するパケット通信ネットワークであって、前記通信システムが動的アクセス制御機構を含むものにおいて、前記出所ノードからの信号の平均ビット・レートをモニタする手段と、前記出所ノードから前記ネットワークへの前記信号のフローを制御する漏洩バケット制御回路と、前記漏洩バケット制御回路により導入されるパケットの損失確率をモニタする手段と、前記平均ビット・レート・モニタ手段及び前記損失確率測定手段からの測定の対応の境界を確立する手段と、前記境界から外れる1対の前記平均ビット・レート及び損失確率測定にตอบสนองして、前記接続の帯域幅を更新する手段とを含む、パケット通信ネットワーク。

(2) 前記境界確率手段が、前記平均ビット・レート及び前記損失確率測定を取り巻く絶対値範囲のオーダを決定する手段を含む、前記(1)記載のパケット通信ネットワーク。

(3) 前記平均ビット・レート・モニタ手段が、複数の

前記平均ビット・レート測定をフィルタリングするフィルタ手段を含む、前記(1)記載のネットワーク通信ネットワーク。

(4) 前記損失確率モニタ手段が、複数の前記損失確率

$$R(r-m) \exp(-\eta/b_{e,r}) / (R-m) r - m (R-r) \exp(-\eta/b_{e,r}) = k_1 q_r$$

ここで、

$$\eta = M_e (r-m) R^2 / (R-m) (R-r) r$$

及び、

【数45】

$$\frac{m}{r\delta} = k_2 \bar{v}$$

ここで、

$$\delta = (r-m) R^2 / (R-m) (R-r) r b_{e,r}$$

及び、

【数47】

$$R \times \frac{y-X + \sqrt{(y-X)^2 + 4yXm/R}}{2y} = k_3 \gamma$$

の関係を満足する平均ビット・レート $m$ 及びパケット損失確率 $q$ の値を表し、ここで、 $r$ は現トークン生成レート及び、

$$\gamma = \{ (R-m) / R \} b_{e,r} \ln(1/\epsilon_r)$$

$R$ は、前記出所ノードからの信号の最大ビット・レート、 $r$ は、前記漏洩パケット制御回路のグリーン・トークン・ソース・レート、 $b_{e,r}$ は、前記出所ノードからの信号の有効バースト長、 $k_1$ は、2と10の間の定数、 $q_r$ は、前記漏洩パケット制御回路の目標レッド・トークン損失確率、 $M_e$ は、前記漏洩パケット制御回路内のグリーン・トークン・バッファのサイズ、 $k_2$ は、1.1と無限大間の定数、 $\bar{v}$ は、前記出所ノードにおける信号の平均バッファ内容、 $\epsilon_r$ は、目標損失確率、 $k_3$ は、0と0.9の間の定数である、前記(2)記載の

$$R(r-m) \exp(-\eta/b_{e,r}) / (R-m) r - m (R-r) \exp(-\eta/b_{e,r}) = k_1 q_r$$

ここで、

$$\eta = M_g (r-m) R^2 / (R-m) (R-r) r$$

及び、

【数51】

$$\frac{m}{r\delta} = k_2 \bar{v}$$

ここで、

【数52】

$$\delta = (r-m) R^2 / (R-m) (R-r) r b_{e,r} \quad (23)$$

及び、

【数53】

$$R \times \frac{y-X + \sqrt{(y-X)^2 + 4yXm/R}}{2y} = k_3 \gamma$$

ここで、 $y$ は現トークン生成レート及び、

【数54】

$$y = \{ (R-m) / R \} b_{e,r} \ln(1/\epsilon_r) \quad (25)$$

測定をフィルタリングするフィルタ手段を含む、前記(1)記載のネットワーク通信ネットワーク。

(5) 前記境界が、

【数43】

パケット通信ネットワーク。

(6) 出所ノードと宛先ノードを相互接続し、前記出所ノードから前記宛先ノードへ情報のデジタル・パケットを伝送するために、パケット通信ネットワークへのアクセスを動的に適応化する方法であって、前記出所ノードからの信号の平均ビット・レートをモニタするステップと、漏洩パケット制御回路により前記出所ノードから前記ネットワークへの前記信号のフローを制御するステップと、前記漏洩パケット制御回路によりネットワークに導入されるパケットの損失確率をモニタするステップと、前記平均ビット・レート・モニタ・ステップ及び前記損失確率モニタ・ステップからの測定の対応対の境界を確立するステップと、前記境界から外れる1対の前記平均ビット・レート及び損失確率測定にตอบสนองして、前記出所ノードと前記宛先ノード間の接続の帯域幅を更新するステップとを含む、方法。

(7) 前記境界確率ステップが、前記平均ビット・レート及び前記損失確率測定を取り巻く絶対値範囲のオーダを決定するステップを含む、前記(6)記載の方法。

(8) 前記平均ビット・レート・モニタ・ステップが、複数の前記平均ビット・レート測定をフィルタリングするステップを含む、前記(6)記載の方法。

(9) 前記損失確率モニタ・ステップが、複数の前記損失確率測定をフィルタリングするステップを含む、前記(1)記載の方法。

(10) 前記境界確立ステップが、

【数49】

の関係を満足する前記平均ビット・レート $m$ 及び前記パケット損失確率 $q$ の値を決定するステップを含み、ここで、 $R$ は、前記出所ノードからの信号の最大ビット・レート、 $r$ は、前記漏洩パケット制御回路のグリーン・トークン・ソース・レート、 $b_{e,r}$ は、前記出所ノードからの信号の有効バースト長、 $k_1$ は、2と10の間の定数、 $q_r$ は、前記漏洩パケット制御回路の目標レッド・トークン損失確率、 $M_e$ は、前記漏洩パケット制御回路内のグリーン・トークン・バッファのサイズ、 $k_2$ は、1.1と無限大間の定数、 $\bar{v}$ は、前記出所ノードにおける信号の平均バッファ内容、 $\epsilon_r$ は、目標損失確率、 $k_3$ は、0と0.9の間の定数、である、前記(6)記載の方法。

【0081】

【発明の効果】以上説明したように、本発明によれば、トラフィック・パラメータの変化に対応するトラフィック制御システムの動的適応が提供される。本発明の適応

化機構は、接続の必要時またはこうした適応化のためのネットワーク呼出しの必要時に、動的な適応を保証することにより、連続的に合理的なトラフィック管理方法を保証する。更に不要な適応化が回避され、こうした適応化に関連するオーバーヘッドを低減する。

【図面の簡単な説明】

【図1】本発明の動的トラフィック管理機構が実施されるパケット通信ネットワークの一般ブロック図である。

【図2】本発明の動的トラフィック管理機構を使用し、図1のパケット通信ネットワーク内の初期接続及び動的に変更される接続をセットアップするために使用される接続要求メッセージを表す図である。

【図3】本発明の動的トラフィック管理機構がインプリメントされる、図1のネットワークのネットワーク・アクセス・サブシステムの一般ブロック図である。

【図4】図3のネットワーク・アクセス・サブシステムの1部を形成するトラフィック特性予測及び適応モジュールのブロック図である。

【図5】平均ビット・レート対有効バースト長の関係を示す適応領域を示す図であり、本発明によれば、この領域外では既存の接続のために新たな接続パラメータが要求される。

【図6】適応領域外のオペレーションを決定するための計算要求を低減するために、図5の適応領域の平均ビッ

ト・レート対レッド指示確率の関係をプロットした図である。

【図7】図6に表される適応領域を使用し、図1に示されるようなパケット通信ネットワークへのアクセスを制御する処理の流れ図である。

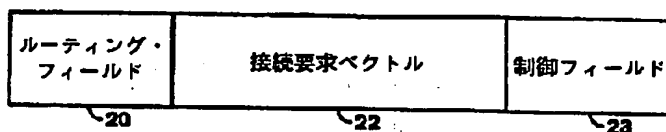
【図8】図7の流れ図のプロシジャにより要求される接続更新処理の流れ図である。

【符号の説明】

- 10 パケット伝送システム
- 11 ネットワーク・ノード
- 12 エンドノード装置
- 20 ルーティング・フィールド
- 22 接続要求ベクトル
- 23 制御フィールド
- 30 経路選択制御装置
- 31 トポロジ・データベース
- 32 接続エージェント
- 33 予測及び適応モジュール
- 34 漏洩パケット・モジュール
- 42 比較ユニット
- 45 平均ビット・レート・フィルタ
- 47 レッド確率フィルタ
- 51、53 曲線
- 58 適応領域

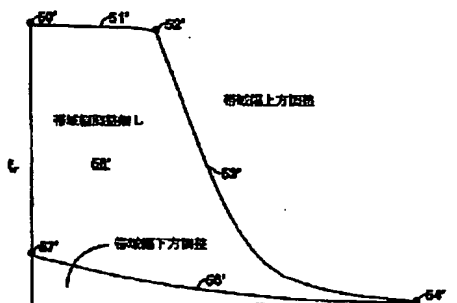
【図2】

接続要求メッセージ (従来技術)



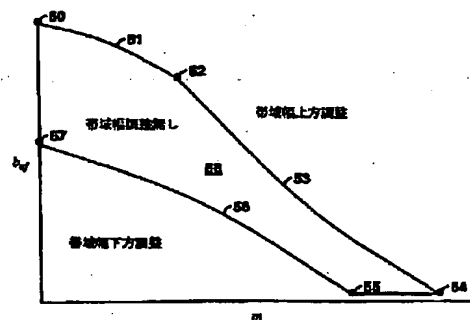
【図6】

平均ビット・レート対レッド・マーキング確率平面内の適応領域



【図5】

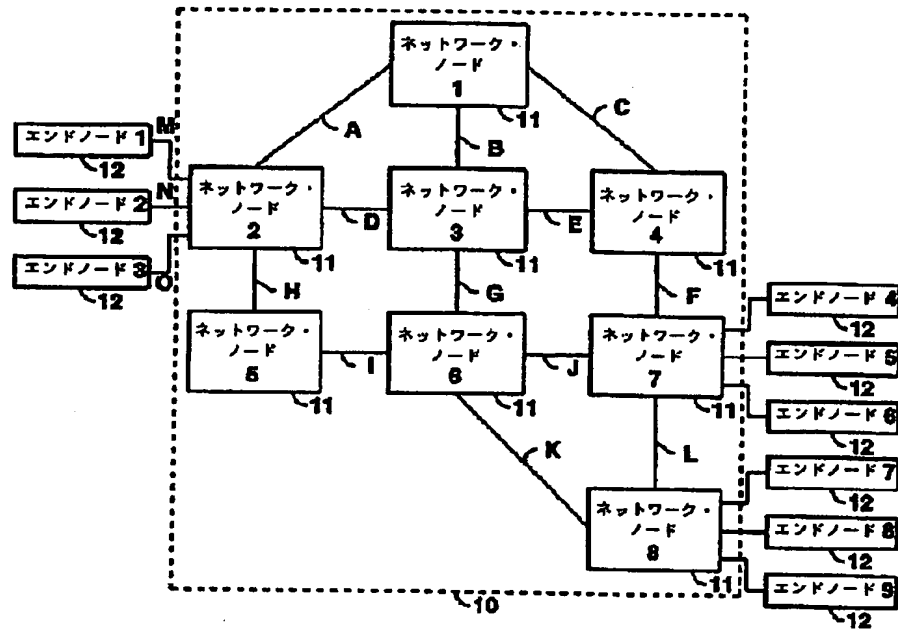
平均ビット・レート対有効バースト長平面内の適応領域





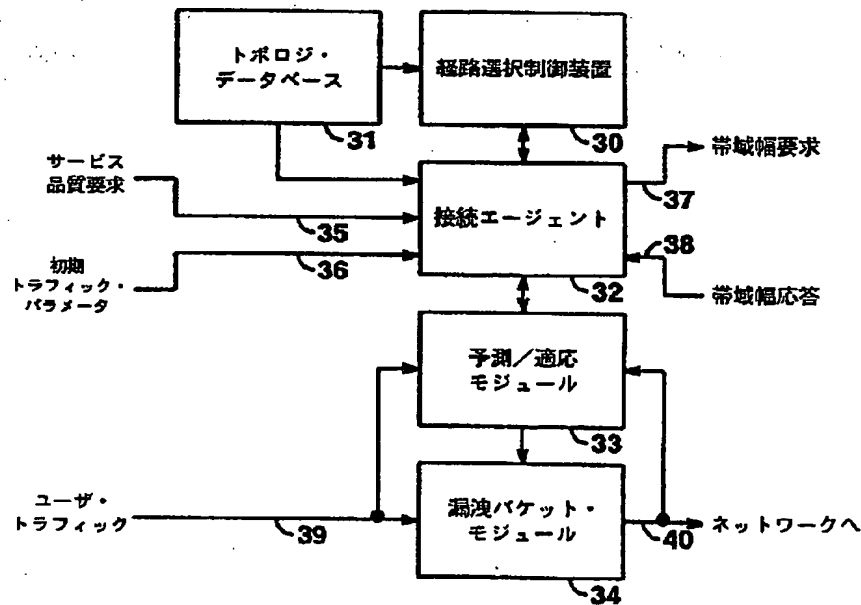
【図 1】

## パケット通信ネットワーク



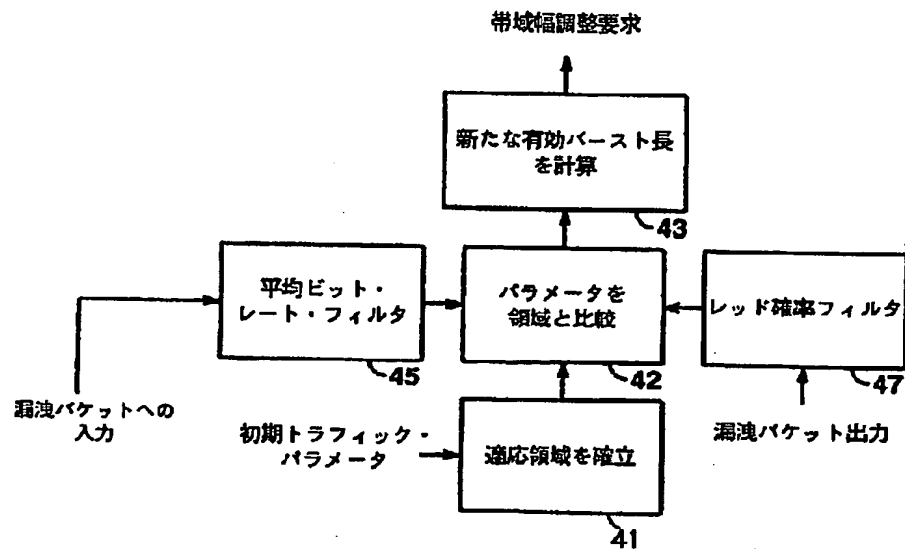
【図 3】

## ソース帯域幅管理サブシステム

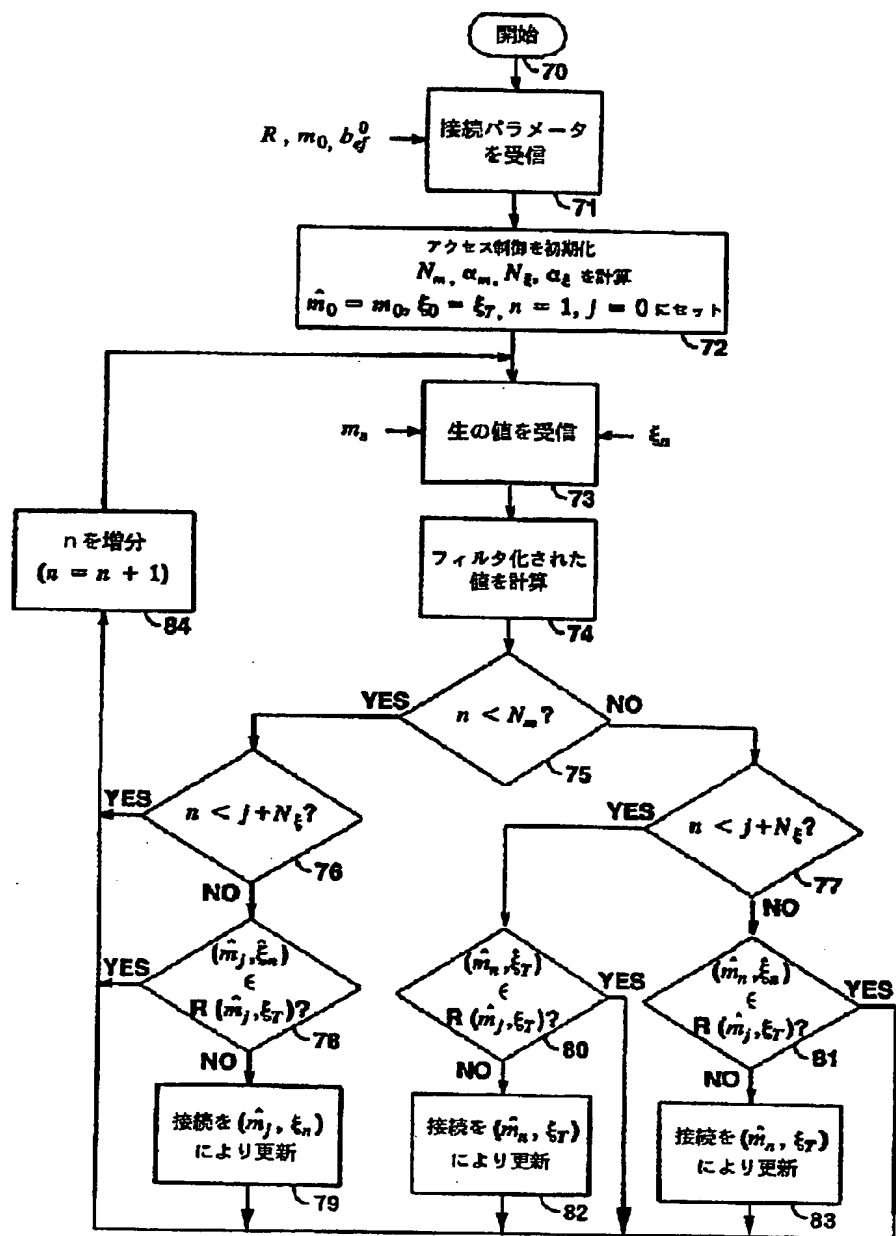


【図 4】

## 予測及び適応モジュール

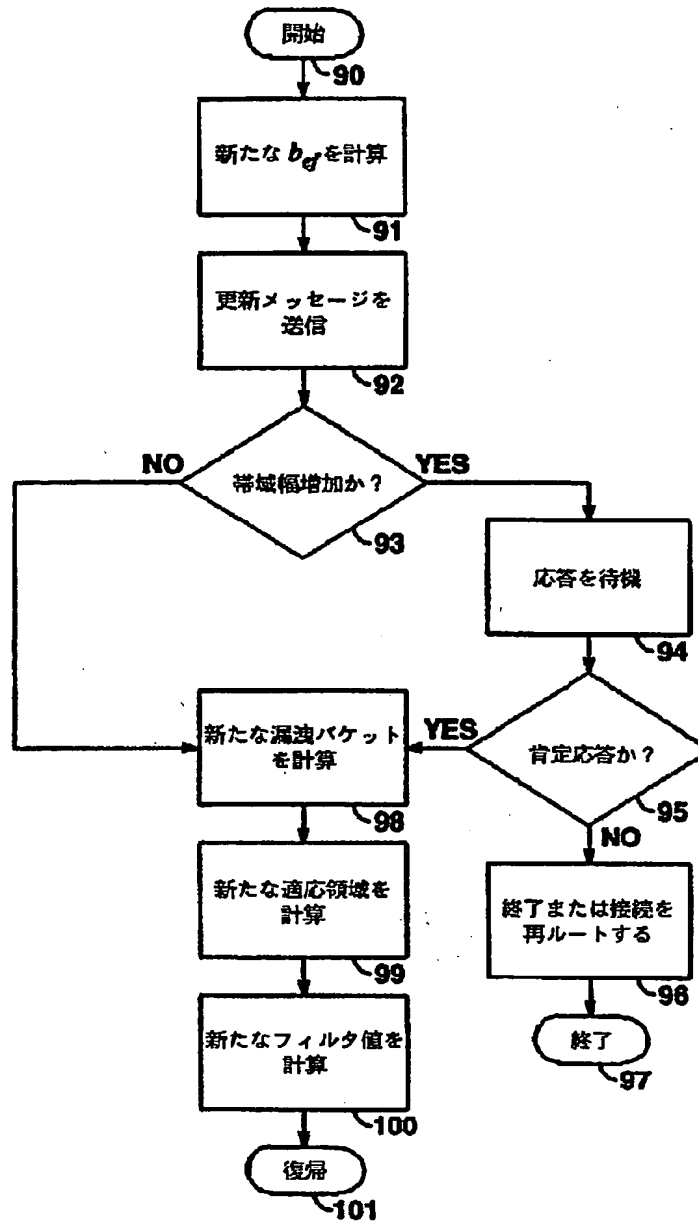


## アクセス制御流れ図



【図 8】

## 接続更新



フロントページの続き

(72)発明者 ジョン・エリス・ドレイク、ジュニア  
 アメリカ合衆国27312、ノースカロライ  
 ナ州ピッツボーロ、フェアリントン  
 321

(72)発明者 クラウド・ガランド  
 フランス06800、カグネス・サー・メア、  
 アベニュー・デ・チェイリエス 56

(72)発明者    レベント・ガン  
                 アメリカ合衆国27707、ノースカロライ  
                 ナ州ダラム、スワートモア・ロード  
                 4324  
(72)発明者    ジェラルド・アーノルド・マリン  
                 アメリカ合衆国27514、ノースカロライ  
                 ナ州チャペル・ヒル、スウィーテン・ク  
                 リーク・ロード 3704  
(72)発明者    アレン・レオニド・ロジンスキー  
                 アメリカ合衆国27713、ノースカロライ  
                 ナ州ダラム、ロイヤル・アベニュー  
                 5610

(72)発明者    セオドア・アーネスト・テディジャント  
                 アメリカ合衆国27513、ノースカロライ  
                 ナ州キャリー、タスマン・コート 106

(56)参考文献    特開 平5-153154 (J P, A)  
                 特開 平4-352537 (J P, A)  
                 特開 平4-111646 (J P, A)  
                 1992年電子情報通信学会秋季全国大会  
                 B-479  
                 1992年電子情報通信学会秋季全国大会  
                 B-482

(58)調査した分野(Int.Cl.<sup>4</sup>, D B名)

H04L 12/56

H04L 12/28